

真并发等价性下的流程模型转换方法

张曼, 段振华

(西安电子科技大学计算理论与技术研究所, 710071, 西安)

摘要: 针对 workflow 建模过程中流程模型的演化问题, 在真并发等价性概念下, 提出将图形化控制流模型转换为顺序与并发结构可分隔处理的可分离形式的方法. 采用自由选择 workflow 网建模控制流模型, 以完全并发互模拟为真并发等价概念, 定义两个安全网间是完全并发互模拟关系的充分条件; 基于 Petri 网的网展开, 提出获得 workflow 网的可分离形式的局部网展开算法; 通过证明局部展开网与原 workflow 网满足完全并发互模拟的充分条件, 保证两个网模型的等价性. 所提转换方法与已有方法相比, 能够保留并发层次, 且所需步骤更少, 有利于流程模型的演化.

关键词: workflow; Petri 网; 自由选择 workflow 网; 可分离 workflow 网; 真并发等价

中图分类号: TP311 **文献标志码:** A **文章编号:** 0253-987X(2012)10-0042-06

Transformation of Process Models under True Concurrency Equivalence

ZHANG Man, DUAN Zhenhua

(Institute of Computing Theory and Technology, Xidian University, Xi'an 710071, China)

Abstract: A method to transform graphic control flow models into separable forms is proposed under the true concurrency equivalence notion to evolve process models during the workflow modeling. The separable form means that sequential and concurrent structures can be handled separately. Free choice WF-nets are used as control flow models, and fully concurrent bisimulation is chosen as the true concurrency equivalent notion. Then the sufficient conditions that two safe nets are fully concurrent bisimilar are given. A partial unfolding algorithm is proposed for WF-nets to obtain their separable forms based on the net unfolding of Petri nets. The equivalence of a partial unfolding net and its original WF-net is ensured by proving that both the models satisfy the sufficient conditions of fully concurrent bisimulation. Comparisons with existing methods show that the proposed transformation method could preserve the concurrency level with less steps, and hence facilitates the evolution of process models.

Keywords: workflow; Petri net; free choice WF-net; separable WF-net; true concurrency equivalence

在业务流程建模的不同阶段, 流程模型的控制流结构往往具有不同特征. 设计层模型通常是图形化的, 而执行层模型以面向块状为主. 可分离性表示流程模型中顺序与并发结构能够分解为独立区域分别处理的特性, 可分离的流程模型更加面向块状结构. 通过将图形化流程转换为可分离形式, 不仅使流

程结构更易于分析, 也更利于由设计模型演化生成执行层流程模型. 考虑转换前后的等价性时, 基于交叉语义的等价性概念不能区分并发与其顺序模拟的不同, 只有在真并发等价性的要求下才能保留原模型的并发层次.

Kiepuszewski 等^[1]提出将图形化流程模型转换

为面向块状的思想,并提到造成流程模型不满足可分离性的交叠模式. Hauser 等^[2]通过复制相关活动的方法处理 workflow 图中的交叠模式,他们的方法是直观的,未证明转换前后模型的等价性. 张曼等^[3]提出处理交叠模式的形式化方法,并证明转换前后的流程模型是迹相等的,然而无法保留并发层次. Polyvyanyy 等^[4]提出由非循环 workflow 图生成等价可分离形式的方法,并证明了转换的真并发等价性,缺点是整个转换要经过至少 5 个步骤,过程较复杂.

针对这一现状,本文为图形化流程模型提供生成可分离形式并保留其并发层次的转换方法:以非循环的自由选择 workflow 网为流程模型,采用完全并发互模拟关系作为真并发等价性概念,首先提出判断两个安全网完全并发互模拟的充分条件,然后给出非循环自由选择 workflow 网的局部展开算法,使含有交叠模式的工作流网经过局部展开得到可分离 workflow 网. 通过证明转换前后的两个模型满足完全并发互模拟的充分条件,保证转换的真并发等价性.

1 基础知识

1.1 非循环自由选择 workflow 网与可分离 workflow 网

workflow 网(workflow net, WF-net)^[5]是一种定义业务流程控制流结构的形式化模型. 合理性是对一个 workflow 网行为正确性的基本要求,要求它在特定初始标识下的每次执行都以正确的方式完成,并且不存在死变迁. 自由选择性^[6]在 workflow 网建模中认为是一种应尽量满足的结构特性,满足自由选择性的 workflow 网就是自由选择 workflow 网. 将合理的不含循环路径的自由选择 workflow 网简称为 SAFCW (sound acyclic free choice WF-nets)网.

可分离 workflow 网的定义基于流程模型的单进单出(Single-Enter-Single-Exit, SESE)分解. 如图 1 所示,通过 SESE 分解,将一个 workflow 网分解为相互嵌套或没有交集的多个区域,每个区域只有一个出/入节点,称这样的区域为 workflow 网的组件. 若一个 workflow 网经 SESE 分解后,对于每个组件,将其包含的子组件都看作库所或变迁后它属于 S-网或 T-网,则称

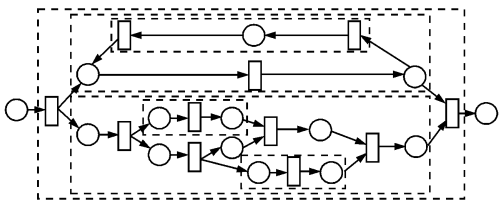


图 1 一个可分离 workflow 网的 SESE 分割

这个 workflow 网是可分离的,属于 S-网(T-网)的组件称为 S-组件(T-组件). 当一个 SAFCW 网不可分离时,就说它包含交叠模式^[3].

1.2 完全并发互模拟

完全并发互模拟的概念由 Best 等^[7]提出,描述了两个由 Petri 网建模的并发系统之间的所有可观察行为的等价关系. 通过将一个 Petri 网的变迁集合映射到一个标签集合上,系统的可观察行为能够以标签网的形式来描述.

定义 1 设 $N=(P,T,F,M_0)$ 是一个 Petri 网, A 是标签集合, τ 表示空标签, 映射 $\lambda: T \rightarrow A \cup \{\tau\}$ 是标签函数, 则称二元组 (N, λ) 是一个标签网.

基于不同的语义,网的等价性存在很多不同的判断标准. 完全并发互模拟采用了真并发的概念,能够保持流程模型中可观察动作的并发层次. 下面给出其形式化定义,所有概念的详细定义参考文献^[7].

定义 2 设 (N_1, λ_1) 与 (N_2, λ_2) 都是以 A 为标签集合的标签网. (N_1, λ_1) 与 (N_2, λ_2) 是完全并发互模拟的,当且仅当存在集合 $B \subseteq \{(\pi_1, \pi_2, \beta)\}$, 其中 π_1 和 π_2 分别是 N_1 与 N_2 的进程, β 是 π_1 和 π_2 中标签非空的两个变迁集合间的映射关系,且满足: ①令 π_1^0 与 π_2^0 分别是 N_1 与 N_2 的初始进程, 则 $(\pi_1^0, \pi_2^0, \emptyset) \in B$; ②若 $(\pi_1, \pi_2, \beta) \in B$, 则 β 是 λ_1 -提取 $\alpha_{\lambda_1}(\pi_1)$ 与 $\alpha_{\lambda_2}(\pi_2)$ 间的序列同构关系; ③对于 $\forall (\pi_1, \pi_2, \beta) \in B$, 若 π_1' 是 π_1 的扩展进程, 则存在 $(\pi_1', \pi_2', \beta') \in B$ 使得 π_2' 是 π_2 的扩展进程且 $\beta \subseteq \beta'$, 反之亦然.

结论 1 对完全并发互模拟的两个标签网中带相同标签的变迁进行统一换名操作不会影响等价性^[7].

1.3 分支进程与展开网

分支进程可以描述网系统若干次不同的运行. 当整个网系统的行为集合能够以单个分支进程的形式描述时,就得到了网系统的展开网. 下面给出其定义,详细内容参考文献^[8].

定义 3 $N_0=(P_0, T_0, F_0, M_0^0)$ 是 Petri 网, (N, h) 是分支进程, 其中 $N=(P, T, F, M_0)$. 当满足对于 $\forall t_0 \in T_0$, 若在 N 中存在一个被可达标识覆盖的标识 C 使得 $t_0 = h(C)$, 则有 $t \in T: t = C \wedge h(t) = t_0$ 时, 称 (N, h) 是网 N_0 的展开网.

2 与安全网完全并发互模拟的标签网

本节针对一个安全网 N_0 , 介绍一类与 N_0 完全并发互模拟的安全的标签网, 为此提供了判断两个

安全网间真并发等价性的充分条件. 为了给出阐述这个充分条件的定理, 需要首先证明两个引理.

引理 1 说明了安全网与其展开网间的等价关系. 非严格地讲, 在一个安全网 N_0 的网展开过程中, 所有并发结构都被保留. 因此它的展开网由于保存了 N_0 的并发层次而与 N_0 是完全并发互模拟的.

引理 1 一个安全网与其展开网是完全并发互模拟的.

证明 令 $N_1 = (P_1, T_1, F_1, M_0^1)$ 是一个安全网, 二元组 (N_2, h) 是 N_1 的展开网, 其中 $N_2 = (P_2, T_2, F_2, M_0^2)$, 则 N_1 与 (N_2, h) 都可看作以变迁集合 T_1 为标签集合的标签 Petri 网. 令 λ_1 和 λ_2 分别是 N_1 和 (N_2, h) 的标签函数, 则有 $\forall t \in T_1: \lambda_1(t) = t, \forall t \in T_2: \lambda_2(t) = h(t)$. 令 N_1 和 (N_2, h) 的初始进程分别是 π_0^1 和 π_0^2 , 且 $(\pi_0^1, \pi_0^2, \emptyset) \in B$. 假设 $(\pi_1, \pi_2, \beta) \in B$, 其中 $\pi_i = ((B_i, E_i, G_i), \rho_i)$ 是 N_i 的进程 ($i=1, 2$), $\alpha_{\lambda_1}(\pi_1)$ 和 $\alpha_{\lambda_2}(\pi_2)$ 分别是 π_1 和 π_2 的 λ -提取, $\alpha_{\lambda_1} \cong \alpha_{\lambda_2}$, 两者的序列同构关系 β 满足 $\forall t \in B_1: \rho_1(t) = h(\rho_2(\beta(t)))$.

进程 π_i 的扩展进程取决于集合 $M_a(\pi_i) = \{x \in B_i | x \cdot = \emptyset\}$, 能够证明 $M_a(\pi_1)$ 和 $M_a(\pi_2)$ 间存在双射关系. $M_a(\pi_i)$ 是偏序集 α_{λ_i} 中所有上界变迁集合 $\hat{T}_i$ 的直接后继集合 $\hat{T}_i \cdot$. 由 $\alpha_{\lambda_1} \cong \alpha_{\lambda_2}$ 可知, β 在 α_{λ_1} 与 α_{λ_2} 的上界变迁集合 $\hat{T}_1$ 与 $\hat{T}_2$ 间形成双射. 令 $t_1 \in \hat{T}_1, t_2 \in \hat{T}_2$ 且 $t_2 = \beta(t_1)$, 则有 $h(\rho_2(t_2 \cdot)) = h(\rho_2(t_2)) \cdot = h(\rho_2(\beta(t_1))) \cdot = \rho_1(t_1) \cdot = \rho_1(t_1 \cdot)$. 考虑到 N_1 是安全网, 其展开网 (N_2, h) 也是安全的, 则 $\rho_i (i=1, 2)$ 在 $t_i \cdot$ 上及 h 在 $\rho_2(t_2 \cdot)$ 上不存在多对一的映射, 可推出 $t_1 \cdot$ 与 $t_2 \cdot$ 间存在双射. 再根据 $\hat{T}_i \cdot$ 是 π_i 的 s -切, 对于 $\forall t_1^i, t_2^i \in \hat{T}_i$ 有 $\rho_i(t_1^i \cdot) \cap \rho_i(t_2^i \cdot) = \emptyset$. 因此, $M_a(\pi_1)$ 到 $M_a(\pi_2)$ 间存在双射关系 γ , 使 $\forall p \in M_a(\pi_1)$ 有 $\rho_1(p) = h(\rho_2(\gamma(p)))$.

由 γ 证明: 若 π_1 和 π_2 中任一个经触发事件 t 得到扩展进程, 则另一个能够通过触发 t' 得到扩展进程, 且 t 与 t' 上的标签相同. ①令 π_1' 是 π_1 经触发事件 t_j^1 的扩展进程, 则有 $t_j^1 \subseteq M_a(\pi_1)$, $\gamma(t_j^1) \subseteq M_a(\pi_2)$. 由于 $M_a(\pi_2)$ 是 π_2 的 s -切, 可知 $\rho_2(\gamma(t_j^1))$ 是 N_2 的一个被可达标识覆盖的标识. 根据展开网定义, 对于 $\rho_1(t_j^1) \in T_1$ 和 N_2 标识 $\rho_2(\gamma(t_j^1))$, 有 $h(\rho_2(\gamma(t_j^1))) = h(\rho_2(\gamma(t_j^1))) = \rho_1(t_j^1)$, 则 N_2 中存在 $t_2 \in T_2$ 使得 $h(t_2) = \rho_1(t_j^1)$ 且 $t_2 = \rho_2(\gamma(t_j^1))$. 因

此, π_2 能够触发事件 t_j^2 得到扩展进程 π_2' , 其中 $\rho_2(t_j^2) = t_2$, 则有 $\rho_1(t_j^1) = h(\rho_2(t_j^2))$. ②令 π_2' 是 π_2 经触发事件 t_j^2 的扩展进程, 则有 $t_j^2 \subseteq M_a(\pi_2)$. 令 π_1 的一个切集 $u = \gamma^{-1}(t_j^2)$, 则 $u \subseteq M_a(\pi_1)$. h 是 N_2 到 N_1 的同态关系, 则 N_1 中存在 $t_1 \in T_1$ 使得 $h(\rho_2(t_j^2)) = t_1$. 再由 $h(\rho_2(t_j^2)) = h(\rho_2(\gamma(u))) = \rho_1(u)$ 及 $h(\rho_2(t_j^2)) = h(\rho_2(t_j^2)) = t_1$ 可知, 存在 π_1 触发事件 t_j^1 所得的扩展进程 π_1' , 其中 t_j^1 满足 $\rho_2(t_j^1) = t_1$.

要证明 $\alpha_{\lambda_1}(\pi_1')$ 和 $\alpha_{\lambda_2}(\pi_2')$ 间存在同构关系 β' 且 $\beta \subseteq \beta'$, 只需证明对于 α_{λ_1} 中的任意变迁 t_i^1 和 α_{λ_2} 中的变迁, 有 $t_i^1 < t_j^1 \Leftrightarrow t_i^2 < t_j^2$. 当 $t_i^1 < t_j^1$ 时, 若 t_i^1 是 α_{λ_1} 的上界变迁, 则 $\exists p_1 \in t_i^1 \cdot \subseteq M_a(\pi_1)$ 使得 $t_i^1 < p_1 < t_j^1$. 令 $p_2 = \gamma(p_1)$, 由 $p_1 \in t_i^1 \cdot$ 及 $\gamma(t_i^1 \cdot) = \rho_2^{-1}(h^{-1}(\rho_1(t_i^1 \cdot))) = \rho_2^{-1}(h^{-1}(\rho_1(t_i^1))) \cdot = t_i^2 \cdot$, 得 $p_2 \in t_i^2 \cdot$. 再由 $p_1 \in t_j^1$ 及 $\gamma(t_j^1) = \rho_2^{-1}(h^{-1}(\rho_1(t_j^1))) = \rho_2^{-1}(h^{-1}(\rho_1(t_j^1))) \cdot = t_j^2 \cdot$, 可推出 $p_2 \in t_j^2 \cdot$, 则有 $t_i^2 < p_2 < t_j^2$. 若 t_i^1 不是 α_{λ_1} 中的上界变迁, 在 π_1 中存在 $t_i^1 < \dots < t_k^1 < t_j^1$, 满足 t_k^1 是上界变迁, 则在 α_{λ_2} 中有 $t_k^2 = \beta(t_k^1): t_k^2 < t_j^2$, 再由 π_2 中 $t_i^2 < t_k^2$ 可推出 $t_i^2 < t_j^2$. 由于 β 和 γ 都是双射的, 因此 $t_i^2 < t_j^2$ 时 $t_i^1 < t_j^1$ 也成立. 因此, N_1 与 (N_2, h) 是完全并发互模拟的.

要在引理 1 的基础上针对一个安全网提出另一个与其完全并发互模拟的安全网需满足的条件, 需要在两个安全网间的展开网之间建立联系, 引理 2 阐述了满足特定条件的两个安全网的展开网间存在的关系.

引理 2 当安全网 $N_1 = (P_1, T_1, F_1, M_0^1)$ 到安全网 $N_0 = (P_0, T_0, F_0, M_0^0)$ 存在同态关系 h_1 , 且满足“① $\forall t_1, t_2 \in T_1$, 若 $t_1 = t_2 \wedge h_1(t_1) = h_1(t_2)$, 则有 $t_1 = t_2$; ②对于 $\forall t_0 \in T_0$, 若在 N_1 中存在一个被可达标识覆盖的标识 C 使得 $t_0 = h_1(C)$, 则有 $t \in T_1: t = C \wedge h_1(t) = t_0$ ”时, 设 N_1 的展开网是 (N_2, h_2) , 则 $(N_2, h_1 \cdot h_2)$ 是 N_0 的展开网.

证明 令 N_1 的展开网 (N_2, h_2) 中出现网 $N_2 = (P_2, T_2, F_2, M_0^2)$, 则 h_2 是 N_2 到 N_1 的同态关系, $h_1 \cdot h_2$ 是 N_2 到 N_0 的同态关系. 对于 $\forall t_1, t_2 \in T_2$, 若 $t_1 = t_2$ 且 $h_1(h_2(t_1)) = h_1(h_2(t_2))$, 则 $h_2(t_1) = h_2(t_2)$. $h_2(t_1), h_2(t_2) \in T_1$, 根据已知条件, 由 $h_2(t_1) = h_2(t_2)$ 及 $h_1(h_2(t_1)) = h_1(h_2(t_2))$ 可推出 $h_2(t_1) = h_2(t_2)$, 再由 (N_2, h_2) 是 N_1 的展开网及 $t_1 = t_2$ 可知 $t_1 = t_2$, 因此 $(N_2, h_1 \cdot$

h_2)是 N_0 的分支进程.

对于 $\forall t_0 \in T_0$, 若 N_2 中存在被可达标识 M_2 覆盖的标识 C 使得 $\cdot t_0 = h_1(h_2(C))$, 则 $h_2(M_2)$ 是 N_1 的可达标识. 由 N_1 是安全网可知 N_2 也是安全的, 因此可用集合表达一个标识, 则有 $C \subseteq M_2$, 推出 $h_2(C) \subseteq h_2(M_2)$, 即 N_1 中存在被可达标识 $h_2(M_2)$ 覆盖的标识 $h_2(C)$. 根据已知条件 $\exists t_1 \in T_1$ 使得 $\cdot t_1 = h_2(C)$ 且 $h_1(t_1) = t_0$, 再由 N_2 的被覆盖标识 C 满足 $\cdot t_1 = h_2(C)$, 可知 $\exists t_2 \in T_2$ 使得 $\cdot t_2 = C, h_2(t_2) = t_1$, 则 $h_1(h_2(t_2)) = h_1(t_1) = t_0$, 因此分支进程 $(N_2, h_1 \cdot h_2)$ 是 N_0 的展开网.

基于引理 1、2, 对于满足引理 2 中特定条件的两个安全网, 首先说明各自与其展开网间的联系, 然后在它们的展开网间建立联系, 再通过等价的传递性证明两个安全网的完全并发互模拟关系, 如定理 1 所证.

定理 1 当安全网 $N_1 = (P_1, T_1, F_1, M_0^1)$ 到安全网 $N_0 = (P_0, T_0, F_0, M_0^0)$ 存在同态关系 h_1 , 且满足“① $\forall t_1, t_2 \in T$, 若 $\cdot t_1 = \cdot t_2 \wedge h_1(t_1) = h_1(t_2)$, 则有 $t_1 = t_2$; ② 对于 $\forall t_0 \in T_0$, 若在 N_1 中存在一个被可达标识覆盖的标识 C 使得 $\cdot t_0 = h_1(C)$, 则有 $t \in T: \cdot t = C \wedge h_1(t) = t_0$ ”时, 标签网 $(N_1, h_1|_{T_1})$ 与 N_0 是完全并发互模拟的, 其中标签函数 $h_1|_{T_1}$ 是由 h_1 定义的 T_1 到 T_0 的映射关系.

证明 设 N_1 的展开网是 (N_2, h_2) , 则根据引理 2, $(N_2, h_1 \cdot h_2)$ 是 N_0 的展开网. 再由引理 1 可知 N_1 与 (N_2, h_2) 、 N_0 与 $(N_2, h_1 \cdot h_2)$ 分别是完全并发互模拟的. 在展开网 (N_2, h_2) 上应用标签函数 $h_1|_{T_1}$, 得到的标签网记为 $(N_2, h_1|_{T_1} \cdot h_2)$. 由于与 $(N_1, h_1|_{T_1})$ 采用了统一变迁换名操作, 根据 1.2 节的结论 1, $(N_2, h_1|_{T_1} \cdot h_2)$ 与 $(N_1, h_1|_{T_1})$ 是完全并发互模拟的, 而 $(N_2, h_1|_{T_1} \cdot h_2)$ 与 $(N_2, h_1 \cdot h_2)$ 是相同的标签网, 只是库所上的标记不同, 因此两者也是完全并发互模拟的. 最后由等价的传递性可知, $(N_1, h_1|_{T_1})$ 与 N_0 是完全并发互模拟的.

定理 1 中的安全网是不带标签的. 若要考虑标签网 (N_0, λ) 的情况, 先考虑与 N_0 完全并发互模拟的标签网 $(N_1, h_1|_{T_1})$, 再在两个网上应用相同的标签函数 λ , 由于两个网的所有变迁采用了统一换名操作, 根据 1.2 节的结论 1, 得到的两个标签网 (N_0, λ) 与 $(N_1, \lambda \cdot h_1|_{T_1})$ 仍是完全并发互模拟的.

3 SAFCW 网的等价可分离网

在 SAFCW 网中, 输入个数大于 1 的库所表示

若干选择路径的汇聚. 网展开技术^[9]通过复制这个库所将选择汇聚推迟, 当所有此类库所被推至极限, 就生成它的展开网. 由于 SAFCW 网中不存在循环路径, 所以在展开过程中同一条路径上不会存在标记相同的库所, 并且根据 SAFCW 网的安全性, 将两个标记相同的库所合并不会影响下一步的展开. 对于一个含交叠模式的 SAFCW 网, 通过这种“局部展开”的方法推迟选择的汇聚, 并在适当时刻合并同名库所, 可以将选择与并发分割到不同的组件中, 从而生成可分离形式.

3.1 SAFCW 网的局部展开算法

下面介绍含交叠模式的 SAFCW 网的局部展开算法. 在给出具体算法前, 需要做出几点说明: ① 设 N 是 SAFCW 网, 则 N 执行的初始标识 $M_0 = i$, 其中 i 是源库所; ② 局部展开网 P_U 是库所/变迁以 (N, i) 中的库所/变迁名进行标记的网, 设标记函数为 h , 为了在算法中表示每个节点的标记, P_U 中的节点记为二元组 (x, y) , 其中 x 表示它在 P_U 中的唯一节点标识, y 表示 x 上以 (N, i) 中节点命名的标记; ③ 用函数 $P_E(P_U)$ 计算正在展开中的 P_U 的所有可扩展变迁集合. 对于一个未完成的局部展开网 P_U , 它的一个可扩展变迁由三元组 (P_1, e, S_2) 表示, e 是 (N, i) 中的变迁, $S_2 = e \cdot$, 满足在 P_U 中存在并发库所集合 P_1 (集合中任意两个库所之间在 P_U 中都不存在路径或是冲突关系) 使得 $h(P_1) = \cdot e$, 且 (P_1, e, S_2) 首次定义为 P_U 的可扩展变迁; ④ 函数 $L_C(t)$ 表示变迁 t 在 P_U 中的所有前驱变迁集合, $L_C(t) = \{t_1 \in T | (t_1, t) \in F^*\}$, 而函数 $M(L_C(t))$ 计算 $L_C(t)$ 中的变迁都触发后 P_U 的标识. 由于 (N, i) 是安全的, 可用 P_U 中被标识的库所集合来表示它.

算法 计算一个 SAFCW 网的局部展开网.

输入 SAFCW 网 (N, i)

输出 (N, i) 的局部展开网 P_U

- 1: begin
- 2: $P := \{(p_0, i)\}; T := \emptyset; F := \emptyset; P_U := (P, T, F);$
- 3: $j := 1; k := 1; p_e := P_E(P_U);$
- 4: while $p_e \neq \emptyset$ do
- 5: pick an element (P_1, e, S_2) in p_e ;
- 6: append (t_j, e) to T ;
- 7: for each p in P_1 do
- 8: append (p, t_j) to F ;
- 9: endfor
- 10: $P_2 := \emptyset; //$ 记录 t_j 的输出集库所集合

```

11:   for each  $s$  in  $S_2$  do
12:       append  $(p_k, s)$  to  $P$  and  $P_2$ ;
13:       append  $(t_j, p_k)$  to  $F$ ;  $k := k + 1$ ;
14:   endfor
15:   if  $|P_2| = 1$  then
16:       let  $(p, s)$  is the only element in  $P_2$ ;
17:       for each  $(p_1, s)$  in  $P$  that  $p_1 \neq p$  do
18:           pick a transition  $t_1$  that  $(t_1, p_1)$  in  $F$ ;
19:           if no  $(t_1, p_2)$  in  $F$  that  $p_1 \neq p_2$  and  $M(L_C(t_j)) \setminus \{p\} = M(L_C(t_1)) \setminus \{p_1\}$  then
20:               delete  $(p, s)$  from  $P$ ;
21:               delete  $(t_j, p)$  and append  $(t_j, p_1)$  to  $F$ ;
22:           endif
23:       endfor
24:   endif
25:    $j := j + 1$ ;  $P_U := (P, T, F)$ ;  $p_e := P_E(P_U)$ ;
26: endwhile
27: end

```

算法第2~3行初始化 P_U 的节点和流关系,其中 (p_0, i) 对应 (N, i) 的初始标识 $M_0 = i$, 是网展开的起始。第5~25行是循环体,每次循环都从 P_U 的可扩展变迁集合 p_e 中任选一个元素 (P_1, e, S_2) , 依次将新变迁 (t_j, e) 、以 t_j 为目标的流关系以及 t_j 的所有输出库所添加到 P_U 中(6~14行), 然后判断新增库所是否满足合并条件。同名库所合并条件将在下节详细阐述。将 p 与满足合并条件的 p_1 合并(15~24行), 最后更新 P_U 及其可扩展变迁集合 p_e (25行)。由于 (N, i) 是非循环的, 算法一定会终止。

3.2 生成可分离的局部展开网

SAFCW 网系统 (N, i) 通过局部展开所得的网 P_U 一定是与 (N, i) 完全并发互模拟的工作流网。因为针对可扩展变迁 (P_1, e, S_2) 在 P_U 中加入变迁 t_j 时, 若 $o \in S_2$, 由 (N, i) 是非循环的及漏库所 o 的特征, 有 $S_2 = \{o\}$, 则 $|t_j^*| = 1$, 再由 (N, i) 是合理的, 有 $M(L_C(t_j)) = o$ 。因此, 所有标记为 o 的库所中, 任意两个都满足同名合并条件, 将它们都合并为一个库所后, 再无可扩展变迁, 局部展开动作完成。结合源库所 i 的结构特征, 所得一定是工作流网。

接下来证明局部展开网 P_U 与原工作流网 (N, i) 是完全并发互模拟的。①由 P_U 的构造方法及扩

展变迁的定义可知, 标记函数 h 是 P_U 到 (N, i) 的同态关系; ②由扩展变迁定义中针对 (N, i) 的变迁 e 要求 (P_1, e, S_2) 首次定义为 P_U 的可扩展变迁, 可知针对库所集合 P_1 仅有一个变迁 t_j 加入 P_U , 即满足 $\forall t_1, t_2 \in T$, 若 $t_1 = t_2$ 且 $h(t_1) = h(t_2)$, 则 $t_1 = t_2$; ③由于 (N, i) 是安全网且无死变迁, 因此对于 (N, i) 的任意变迁 t_0 , P_U 中存在变迁 t 满足 $h(t) = t_0$ 。假设 P_U 中存在一个被覆盖的标识 C 使 $t_0 = h(C)$, 则有 $h(t) = t_0 = h(C)$, 由于 h 在 t 到 t_0 以及 C 到 t_0 间都是双射(否则 (N, i) 不满足安全性), 可知 $t = C$ 。最后, P_U 中所有变迁上都带有标记, 相当于使用了定理1中要求的标签函数。综上, P_U 满足定理1中的充分条件, 它与 (N, i) 是完全并发互模拟的。

为了能够在适当时刻进行合并, 对新增库所 p , 需判断在已展开结构中是否存在同名库所 p_1 , 且满足以下条件: ①新增库所 p 的输入变迁 t_j 只有 p 一个输出库所; ②若条件1满足, 任选一个同名库所 p_1 的输入变迁 t_1 , t_1 只有 p_1 一个输出库所; ③若条件1、2满足, t_j 与 t_1 的本地布局 $L_C(t_j)$ 和 $L_C(t_1)$ 在分别触发后, 网中被标识的库所集合 $M(L_C(t_j))$ 与 $M(L_C(t_1))$ 除 p 和 p_1 外, 含有相同的元素。

图2说明在依次违反以上条件时, 将 p 与带相同标记 s 的库所 p_1 合并形成的不可分离结构。图2a中 t_j 除 p 外还有输出库所 p_2 , 图2b中 t_j 只有输出库所 p , p_1 的输入变迁 t_1 还有一个输出库所 p_2 。这两种情况下若将 p 与 p_1 合并, 在 SESE 分解时带并发结构的变迁与含顺序结构的库所将被划分到同一组件中, 生成不可分离的结构。图2c中 t_j 与 t_1 都只有一个输出库所, 集合 $M(L_C(t_1)) \setminus \{p_1\}$ 中含有一个库所 p_2 , 且 p_2 不属于集合 $M(L_C(t_j)) \setminus \{p\}$ 。若将 p 与 p_1 合并, p_2 一定是 t_1 某个前驱变迁 t_2 的输出库所, 且 p_2 到 t_1 间不存在路径, 因此 t_2, p_2 及 t_1 在 SESE 分解时被划分到同一组件 C 中。由于 t_1 不是这个组件的出口节点, p_1 作为其输出库所也要划分到 C 中, 造成不可分离的结构。类似地, 若集合 $M(L_C(t_j)) \setminus \{p\}$ 中含有不属于 $M(L_C(t_1)) \setminus \{p_1\}$ 的库所, 也会使局部展开网不可分离。

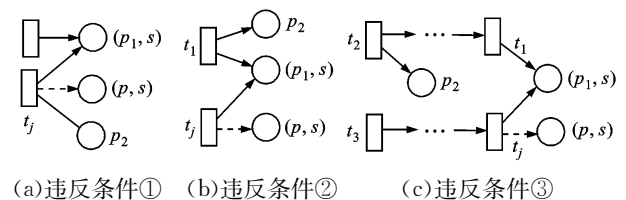
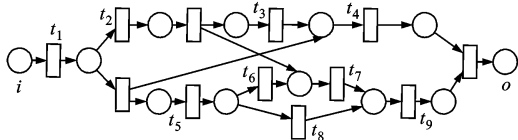
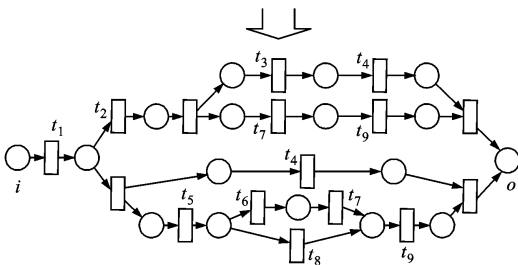


图2 不可分离的3种情况

图 3 给出一个实际应用中的例子. 图 3a 是一个网上付款并生成订单流程的工作流网, 其中带标签的变迁表示可执行的动作, 含义如图, 它是一个不可分离的 SAFCW 网. 将其作为局部展开算法的输入, 得到图 3b 的工作流网, 这个网是可分离的, 与原模型相比更面向块状结构, 因此更简单和易于分析.



(a) 一个不可分离的 SAFCW 网



(b) 局部展开后得到的可分离 SAFCW 网

t_1 为选择付款方式; t_2 为在线付款; t_3 为获得积分; t_4 为记录用户偏好; t_5 为选择提货方式; t_6 为积分担保; t_7 为确认地址; t_8 为选择网点; t_9 为确认订单

图 3 不可分离的 SAFCW 网转换为等价的网

4 结 论

图形化控制流模型向可分离形式的转换在业务流程建模中有重要意义. 为了在保留并发层次的前提下定义简便的转换方法, 本文提出 SAFCW 网的局部网展开算法. 转换等价性通过证明局部展开网满足与原工作流网完全并发互模拟的充分条件得证. 本文不仅给出了图形化流程模型生成可分离形式的转换方法, 还定义了判断两个安全网间完全并发互模拟的充分条件.

然而, 本文的方法还存在一定局限性. 第一, 未能保证所有局部展开网都满足可分离性. 下一步工作将分析文献[7]中判断一个 SAFCW 网是否存在等价可分离形式的方法, 在等价可分离形式存在的前提下重新定义库所合并条件, 使局部展开网一定满足可分离性. 第二, 局部展开算法目前还无法处理

循环结构. 下一步工作拟将完全有穷前缀的概念引入局部展开算法, 使环路能够被有限次展开, 并在合适时机合并同名库所, 从而使局部展开算法能够处理含有循环的自由选择工作流网.

参考文献:

- [1] KIEPUSZEWSKI B, TER HOFSTEDE A, BUSSLER C. On structured workflow modeling [C]// Proceedings of the 22nd International Conference on Advanced Information System Engineering. Berlin, Germany: Springer-Verlag, 2000:431-446.
- [2] HAUSER R. Analysis and transformation of behavioral models containing overlapped patterns [J]. Journal of Object Technology, 2010, 9(3):105-124.
- [3] 张曼, 段振华, 王小兵. BPEL 流程建模中的交叠模式分析与转换[J]. 软件学报, 2011, 22(11):2684-2697. ZHANG Man, DUAN Zhenhua, WANG Xiaobing. Analysis and transformation of overlapped patterns in BPEL modeling [J]. Journal of Software, 2011, 22(11):2684-2697.
- [4] POLYVYANY A, GARCIA-BANUELOS L, DUMAS M. Structuring acyclic process models[C]// Proceedings of the 8th International Conference on Business Process Management. Berlin, Germany: Springer-Verlag, 2010:276-293.
- [5] VAN DER AALST W M P. Workflow verification: finding control-flow errors using Petri-net-based techniques[C]// Proceedings of the Business Process Management. Berlin, Germany: Springer-Verlag, 2000: 161-183.
- [6] DESEL J, ESPARZA J. Free choice Petri nets [M]. Cambridge, UK: Cambridge University Press, 1995.
- [7] BEST E, DEVILLERS R R, KIEHN A, et al. Concurrent bisimulations in Petri nets [J]. Acta Informatica, 1991, 28(3): 231-264.
- [8] COUVREUR J M, POITRENAUD D, WEIL P. Branching processes of general Petri nets[C]// Proceedings of the 32nd International Conference on Application and Theory of Petri Nets and Concurrency. Berlin, Germany: Springer-Verlag, 2011:129-148.
- [9] ESPARZA J, ROMER S, VOGLER W. An improvement of McMillan's unfolding algorithm [J]. Formal Methods in System Design, 2002, 20(3):285-310.

(编辑 武红江)